(12) DEMANDE INTERNATIONALE PUBLIÉE EN VERTU DU TRAITÉ DE COOPÉRATION EN MATIÈRE DE BREVETS (PCT)

(19) Organisation Mondiale de la Propriété Intellectuelle
Bureau international

(43) Date de la publication internationale
27 février 2003 (27.02.2003)

PCT

(10) Numéro de publication internationale
WO 03/017569 A1

(51) Classification internationale des brevets[7] : H04L 9/30

(21) Numéro de la demande internationale :
PCT/FR02/02896

(22) Date de dépôt international : 16 août 2002 (16.08.2002)

(25) Langue de dépôt : français

(26) Langue de publication : français

(30) Données relatives à la priorité :
01/10938 20 août 2001 (20.08.2001) FR

(71) Déposant *(pour tous les États désignés sauf US)* : **FRANCE TELECOM** [FR/FR]; 6, place d'Alleray, F-75015 Paris (FR).

(72) Inventeur; et

(75) Inventeur/Déposant *(pour US seulement)* : **GIRAULT, Marc** [FR/FR]; 4, rue Viviane, F-14000 Caen (FR).

(74) Mandataires : **DIOU, Jean-Marc** etc.; Cabinet Plasseraud, 84, rue d'Amsterdam, F-75440 Paris Cedex (FR).

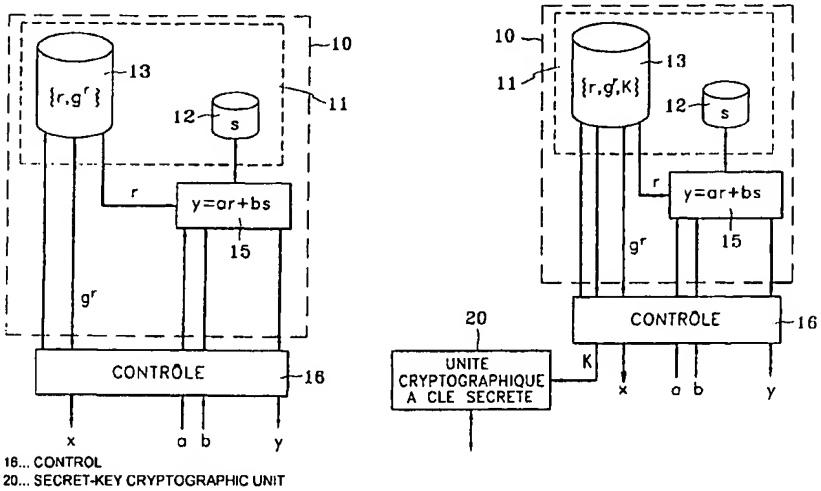
(81) États désignés *(national)* : AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NO, NZ, OM, PH, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84) États désignés *(régional)* : brevet ARIPO (GH, GM, KE, LS, MW, MZ, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), brevet eurasien (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), brevet

[Suite sur la page suivante]

(54) Title: METHOD OF PRODUCING A CRYPTOGRAPHIC UNIT FOR AN ASYMMETRIC CRYPTOGRAPHIC SYSTEM USING A DISCRETE LOGARITHM FUNCTION

(54) Titre : PROCEDE DE REALISATION D'UNE UNITE CRYPTOGRAPHIQUE POUR UN SYSTEME DE CRYPTOGRAPHIE ASYMETRIQUE UTILISANT UNE FONCTION LOGARITHME DISCRET



16... CONTROL
20... SECRET-KEY CRYPTOGRAPHIC UNIT

(57) **Abstract:** The invention relates to a group of public-key cryptography schemas that use the discrete logarithm problem with the purpose of reducing the cost of developing, producing and maintaining a cryptographic unit. One of the entities (10) performs a calculation comprising at most a small number of additions, subtractions and multiplications of integers, said calculation being common to all of the schemas of the group. The aforementioned calculation is preferably the main calculation to be performed by the entity in question while most of the other calculations can be performed in advance. In particular, said calculation is of the y = ar + bs type, wherein r is a random number and s is a secret key that is specific to the entity (10). The calculation is common to a group of schemas for entity authentication, message authentication, digital signatures and key exchange.

[Suite sur la page suivante]

WO 03/017569 A1

européen (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE, SK, TR), brevet OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

Déclaration en vertu de la règle 4.17 :

— *relative à la qualité d'inventeur (règle 4.17.iv)) pour US seulement*

Publiée :

— *avec rapport de recherche internationale*

En ce qui concerne les codes à deux lettres et autres abréviations, se référer aux "Notes explicatives relatives aux codes et abréviations" figurant au début de chaque numéro ordinaire de la Gazette du PCT.

(57) Abrégé : Pour réduire le coût de développement, de fabrication et de maintenance d'une unité cryptographique, l'invention propose une famille de schémas de cryptographie à clé publique utilisant le problème du logarithme discret. L'une des entités (10) effectue un calcul constitué au plus d'un petit nombre d'additions, de soustractions et de multiplications d'entiers, ce calcul étant commun à tous les schémas de la famille. De préférence, ce calcul est le principal calcul à effectuer par l'entité en question, l'essentiel des autres calculs pouvant être effectué à l'avance. Ce calcul peut notamment être du type : $y = ar + bs$, où r est un nombre aléatoire et s une clé secrète propre à l'entité (10). Il est commun à une famille de schémas d'authentification d'entité, d'authentification de message, de signature numérique de message et d'échange de clé.

PROCEDE DE REALISATION D'UNE UNITE CRYPTOGRAPHIQUE POUR UN SYSTEME DE CRYPTOGRAPHIE ASYMETRIQUE UTILISANT UNE FONCTION LOGARITHME DISCRET

La présente invention relève du domaine technique de la cryptographie, et plus précisément de la cryptographie dite à asymétrique ou à clé publique.

Dans ce type de cryptographie, chaque utilisateur détient une paire de clés pour un usage donné, constituée d'une clé secrète et d'une clé publique associée.

Par exemple, s'il s'agit d'une paire de clés dédiée à la confidentialité, alors la clé publique est utilisée pour chiffrer les données, tandis que la clé secrète est utilisée pour les déchiffrer, c'est-à-dire pour rétablir ces données en clair. S'il s'agit d'une paire de clés dédiée à l'authenticité des données, alors la clé secrète est utilisée pour signer numériquement les données, tandis que la clé publique est utilisée pour vérifier la signature numérique. D'autres usages (authentification d'entité, échange de clés etc.) sont possibles.

La cryptographie à clé publique est d'une grande utilité dans la mesure où, contrairement à la cryptographie à clé secrète, elle n'exige pas que les interlocuteurs partagent un même secret afin d'établir une communication sécurisée. Cependant, cet avantage en termes de sécurité s'accompagne d'un désavantage en termes de performance, car les procédés de cryptographie à clé publique (appelés encore « schémas à clé publique ») sont, à ressources égales, souvent cent ou mille fois plus lents que les procédés de cryptographie dite à clé secrète (appelés encore « schémas à clé secrète »). Il en résulte, pour obtenir des temps de calcul raisonnables, que le coût des circuits mettant en œuvre ces algorithmes est souvent très élevé.

C'est particulièrement vrai du schéma de chiffrement et de signature numérique dit RSA (voir R.L. Rivest, A. Shamir et L.M. Adleman, « A Method for Obtaining Digital Signatures and Public-Key Cryptosystems », Communications of the ACM, Vol. 21, n° 2, pp. 120-126, février 1978). Ce schéma repose sur la difficulté du problème de la factorisation des entiers : étant donné un grand entier (typiquement plus de 1000 bits dans sa représentation en base 2) égal au produit de deux ou plusieurs facteurs

premiers de tailles comparables, il n'existe pas de méthode efficace pour retrouver ces facteurs premiers. Les calculs effectués dans ce schéma portent donc sur des nombres très grands. Ils ne peuvent être effectués en moins d'une seconde sur une carte à puce que si cette dernière est dotée d'un co-processeur cryptographique spécialisé, qui en augmente considérablement le coût. De plus, comme l'efficacité des méthodes de factorisation s'accroît assez rapidement avec le temps, les longueurs de clés doivent être souvent révisées à la hausse, au détriment des performances.

La question de réduire le coût des puces mettant en œuvre des schémas à clé publique se pose donc.

Il y a principalement deux approches pour aborder cette question. La première consiste à spécifier de nouveaux schémas cryptographiques, de préférence (mais pas nécessairement) basés sur des problèmes autres que la factorisation, qui permettent d'accélérer de façon significative les temps de calcul. Cette voie est très explorée, et a donné lieu à de nombreux résultats. Cependant, dans la très grande majorité des cas, ou bien l'amélioration par rapport au RSA n'est pas assez significative pour en envisager le remplacement, ou bien la sécurité n'est pas suffisamment bien établie.

La seconde approche consiste à fabriquer des puces en telle quantité que leur coût diminue dans de grandes proportions. C'est peut-être ce qui se produira avec le RSA si les organismes bancaires internationaux confirment le choix de ce schéma pour les futures cartes bancaires à puce. Cependant, le coût d'une puce RSA est à l'origine tellement élevé qu'il restera toujours substantiel, quel que soit le nombre de puces fabriquées.

On notera que beaucoup de schémas cryptographiques à clé publique ont en commun d'utiliser comme opérations de base des opérations sur des entiers, telles que des multiplications modulaires (ab (modulo n)), des divisions modulaires (a/b (modulo n)), ou encore des exponentiations modulaires (a^b (modulo n)), où a, b et n sont des entiers. Cependant, ces opérations ne sont jamais exactement les mêmes. En conséquence, chaque fois que le schéma cryptographique est modifié il faut changer le programme ou le circuit du dispositif de sécurité qui effectue les calculs cryptographiques.

La présente invention a pour but de diminuer le coût des unités

cryptographiques à clés publiques en combinant les deux approches ci-dessus.

L'invention propose ainsi un procédé de réalisation d'une unité cryptographique associée à une clé secrète entière s dans un système de cryptographie asymétrique, dans lequel on équipe l'unité cryptographique d'un composant réalisé indépendamment du système de cryptographie et adapté pour délivrer un entier y par une combinaison entre plusieurs opérandes entiers incluant un nombre aléatoire r, la clé secrète s et au moins un opérande supplémentaire (a, b). Après avoir sélectionné le système de cryptographie, en associant à la clé secrète s une clé publique comprenant au moins un élément g d'un ensemble G muni d'une opération de multiplication, on équipe l'unité cryptographique d'un générateur de jeux de données cryptographiques comprenant chacun un nombre aléatoire r soumis comme opérande audit composant et une valeur x dépendant de l'élément g^r de l'ensemble G, délivrée par l'unité en association avec l'entier y.

Le composant, qui peut consister en une ou plusieurs portions de circuit ou en un ou plusieurs modules logiciels, applique une composante cryptographique de base très rapide à exécuter, qui peut avantageusement être commune à un nombre élevé de schémas cryptographiques différents : schémas d'authentification, de signature, d'échange de clés etc., utilisant des objets mathématiques divers (ensembles G et opérations de multiplication permettant de définir une variété de fonctions logarithme discret).

Le fait que ce composant soit commun à un nombre élevé de schémas permet d'amortir mieux les coûts de développement et de fabrication industriels. On peut avantageusement produire en très grande quantité des unités génériques (par exemple des cartes à puce) munies du composant, sachant que ces unités seront adaptées à tous les schémas de la famille considérée et qu'elles permettront le plus souvent d'atteindre les performances exigées par telle ou telle application.

Plus particulièrement, la clé publique comprend de plus un élément v de l'ensemble G tel que $v = g^s$ ou $v = g^{-s}$. Le procédé donne lieu à des unités cryptographiques pouvant appliquer toute une famille de schémas fondés sur le problème du logarithme discret généralisé. Ce problème peut être énoncé dans sa généralité de la façon suivante : soit G un ensemble muni d'une opération

de multiplication (c'est-à-dire d'une fonction qui, à deux éléments a et b, associe un élément noté « a.b », ou simplement « ab », appelé produit de a et b), g un élément de G, u un (grand) entier et w l'élément de G défini par : $w = g^u$ (c'est-à-dire le produit gg...g avec u occurrences de g) ; alors il est impossible en pratique de retrouver u à partir de g et w.

Le brevet européen 0 666 664 décrit un exemple de schéma de signature électronique de ce type, où G est l'ensemble des entiers aux moins égaux à 0 et plus petits que n, et l'opération de multiplication est le produit usuel entre entiers, modulo n.

Avec le procédé selon l'invention, s'il advient que, pour un ensemble G donné et une certaine opération de multiplication, on découvre des algorithmes de calcul de logarithme discret beaucoup plus efficaces que ceux précédemment connus, alors il suffit de changer l'ensemble dans lequel les calculs sont effectués et/ou l'opération de multiplication pour retrouver le niveau de sécurité voulu.

Le problème du logarithme discret peut être a priori énoncé dans tout ensemble muni d'une opération. Cependant, afin que le calcul d'une exponentielle puisse être effectué en un temps court et fournir un résultat de petite taille, certaines propriétés sont requises, de sorte qu'actuellement les ensembles les plus appropriés sont des groupes. Entre autres propriétés, un groupe contient toujours un élément neutre, c'est-à-dire un élément noté ε (ou simplement 1) tel que les produits $\varepsilon.a$ et $a.\varepsilon$ sont tous deux égaux à a, et ce pour n'importe quel élément a. De plus, tout élément a possède dans le groupe un inverse noté a^{-1}, c'est-à-dire un élément tel que les produits $a^{-1}.a$ et $a.a^{-1}$ soient tous deux égaux à ε. Des exemples typiques de groupes utilisés en cryptographie sont les anneaux ou corps d'entiers et les courbes elliptiques.

On peut ainsi définir un composant cryptographique qui ne dépende en aucune manière du groupe considéré ou plus généralement de l'ensemble G considéré. Cela implique en premier lieu que ce composant n'agisse pas sur des éléments de l'ensemble lui-même. Cela implique également qu'il ne dépende pas de caractéristiques du groupe ni de l'élément g considéré, en particulier de l'ordre de g dans G, c'est-à-dire du plus petit entier non nul q (s'il existe) vérifiant $g^q = \varepsilon$.

Dans une réalisation préférée de l'invention, la combinaison opérée par le composant est uniquement constituée d'un petit nombre d'additions, de soustractions et de multiplications entre des entiers, dont aucun n'a de lien avec les caractéristiques de G et de g. En particulier, cette combinaison peut être de la forme $y = ar + bs$, où a et b sont deux opérandes entiers supplémentaires. Une simplification consiste encore à prendre a = 1 ou b =1.

Un avantage de ce choix d'un tel composant est sa rapidité : s'il n'y a que peu de multiplications à effectuer (une ou deux), le composant sera de grande rapidité (quelques millisecondes) et pourra être incorporé dans tout environnement, notamment dans une carte à microprocesseur à bas coût.

On pourra constituer le générateur de jeux de données cryptographiques en associant un générateur de nombres aléatoires à un module de calcul d'exponentielles sur l'ensemble G.

Mais dans la réalisation préférée du procédé, le générateur de jeux de données cryptographiques comporte une mémoire programmable pour recevoir des couples $\{r, x\}$ ou $\{r, g^r\}$ calculés à l'avance. De cette façon, l'unité cryptographique peut être réalisée dans son intégralité de façon indépendante de l'ensemble G et de l'opération de multiplication qui sont retenus. Il ne reste plus qu'à écrire la clé secrète s et un certain nombre de couples $\{r, x\}$ ou $\{r, g^r\}$ calculés à l'avance dans la mémoire programmable. En fonctionnement, le composant commun réalisera le seul calcul requis au niveau de l'unité cryptographique.

Le fait que l'unité puisse ainsi être utilisée de manière autonome permet d'améliorer encore l'amortissement des coûts de développement et de fabrication puisque le même circuit (et non plus seulement la même partie de circuit) pourra être utilisé dans diverses applications visées. De plus, le fait que le composant soit d'exécution très rapide permet de l'implanter dans des circuits à très bas coût, et donc, en mode autonome, dans des unités très peu chères telles que des cartes à microprocesseurs standards, avec ou sans contacts.

Un avantage supplémentaire de cette autonomie est la possibilité de pouvoir changer le schéma cryptographique, par exemple parce que ce dernier serait cassé (c'est-à-dire que des attaques auraient été trouvées qui réduiraient

considérablement le niveau de sécurité qu'il fournit), sans avoir à développer et fabriquer un autre circuit, avec les gains en productivité qui en résultent.

Si, de surcroît, l'unité utilise une valeur x dont la longueur n'est pas destinée à varier avec le temps (par exemple parce que son calcul à partir de g^r fait intervenir une fonction de hachage prédéfinie), alors on peut aussi, tout en conservant le même schéma, changer les longueurs des autres clés utilisées sans avoir à développer et fabriquer un autre circuit.

De plus, dans ces deux dernières situations, non seulement il n'y pas lieu de développer et fabriquer un autre circuit, mais, si ce dernier est conçu de manière adéquate, il n'y a même pas lieu de changer les dispositifs de sécurité (par exemple les cartes à puce) qui les contiennent, même après que ces dispositifs ont été déployés. Cet avantage est très important car le fait de changer le circuit ou le programme d'un circuit dans un dispositif de sécurité déjà en circulation (ou encore le dispositif de sécurité lui-même) est toujours une opération très coûteuse.

L'invention peut être avantageusement utilisée par les fabricants de semi-conducteurs produisant des puces sécurisées, les industriels fabriquant des dispositifs de sécurité à partir de ces puces, tels que des encarteurs (cartes à puce avec ou sans contacts), et les organismes (banques, opérateurs de télécommunications, transporteurs, etc.) déployant de tels dispositifs, pour lesquels le remplacement des unités cryptographiques induit un coût élevé de développement, de fabrication, de gestion ou de maintenance.

En résumé, l'invention donne lieu à une famille de schémas de cryptographie à clé publique utilisant le problème du logarithme discret, dans laquelle l'une des entités effectue un calcul constitué au plus d'un petit nombre d'additions, de soustractions et de multiplications d'entiers, ce calcul étant commun à tous les schémas de la famille. Ce calcul représente de préférence l'essentiel des calculs à effectuer par cette entité, car l'essentiel des autres calculs peut être effectué à l'avance.

D'autres particularités et avantages de la présente invention apparaîtront dans la description ci-après d'exemples de réalisation non limitatifs, en référence aux dessins annexés, dans lesquels les figures 1 à 4 sont des schémas synoptiques d'unités cryptographiques réalisées

conformément à l'invention.

On considère ci-après une famille de protocoles d'authentification d'entité, avec extensions à l'authentification de messages et à la signature numérique de messages, et de protocoles d'échange de clés mettant tous en œuvre un composant commun. L'authenticité d'une clé publique d'une entité A utilisée par une autre entité B, est supposée avoir été préalablement vérifiée par cette entité B.

Soit G un ensemble muni d'une opération de multiplication et g un élément de G. La clé secrète de l'entité A est un entier s. Il est à noter que la taille de cet entier s (nombre de bits de sa décomposition en base 2) est indépendante de G et de g. La clé publique associée à s pour l'entité A est le couple {g, v}, où $v = g^s$.

Dans un exemple de réalisation de l'invention, l'authentification de l'entité A par l'entité B se déroule comme suit :

1. A choisit au hasard un entier r, calcule $x = g^r$ et envoie x à B ;
2. B choisit au hasard deux opérandes entiers a et b et les envoie à A ;
3. A calcule $y = ar + bs$ et envoie y à B.
4. B vérifie que $g^y = x^a v^b$.

Beaucoup de variantes de ce protocole de base sont possibles, ainsi que son adaptation à l'authentification de message et à la signature numérique de message :

- on peut fixer par avance a ou b à une valeur non nulle (par exemple a = 1), auquel cas cet opérande n'a pas besoin d'être transmis et la combinaison $y = ar + bs$ ne comporte plus qu'une multiplication ;
- on peut remplacer $y = ar + bs$ par $y = ar - bs$ et l'équation de vérification par : $g^y v^b = x^a$;
- on peut remplacer $y = ar + bs$ par $y = bs - ar$ et l'équation de vérification par : $g^y x^a = v^b$;
- on peut remplacer $y = ar + bs$ par $y = -ar - bs$ et l'équation de vérification par : $g^y x^a v^b = 1$;
- si G est un groupe, on peut inverser le signe de la clé secrète s, c'est-à-dire prendre $v = g^{-s} = (g^s)^{-1}$, auquel cas l'équation de vérification

devient : $g^y v^b = x^a$; ce choix peut bien sûr être combiné avec l'une quelconque des variations précédentes ;

- dans chaque cas où l'équation de vérification est de la forme $g^y v^b = x$, ce qui suppose $a = 1$, on peut remplacer $x = g^r$ par $x = f(g^r)$, où f est une fonction, par exemple égale à (ou incluant) une fonction de hachage cryptographique ; l'équation de vérification devient alors : $f(g^y v^b) = x$;
- dans chaque cas encore où l'équation de vérification est de la forme $g^y v^b = x$, ce qui suppose $a = 1$, si M est un message à certifier par A, on peut remplacer $x = g^r$ par $x = f(g^r, M)$, où f est une fonction, par exemple égale à (ou incluant) une fonction de hachage cryptographique ; l'équation de vérification devient alors : $f(g^y v^b, M) = x$; le protocole obtenu est un protocole d'authentification de message ;
- dans chaque cas encore où l'équation de vérification est de la forme $g^y v^b = x$, ce qui suppose $a = 1$, si M est un message à certifier par A, on peut remplacer $x = g^r$ par $x = f(g^r, M)$, où f est une fonction, par exemple égale à (ou incluant) une fonction de hachage cryptographique, puis calculer $b = h(x)$ où h est une fonction sans propriétés cryptographiques particulières, par exemple l'identité ; dans ce cas l'étape 2 ne fait plus intervenir l'entité A ; l'équation de vérification devient : $f(g^y v^{h(x)}, M) = x$; le protocole obtenu est un protocole de signature numérique de message (dans le cas particulier où G est l'ensemble des entiers non négatifs inférieurs à n et où l'opération est la multiplication modulo n, on retrouve alors le schéma de signature électronique décrit dans le brevet européen 0 666 664).

On constate qu'à l'étape 3, l'entité A a uniquement une addition et une ou deux multiplications d'entiers à effectuer. On constate également que cette combinaison est indépendante de l'ensemble G choisi. On constate enfin que l'autre calcul ($x = g^r$ ou $f(g^r)$) que doit effectuer A peut l'être à l'avance. Il est donc possible de calculer un certain nombre de valeurs de g^r (auxquelles on applique une fonction f ou non) à l'avance, puis de les stocker dans une mémoire programmable en association avec les nombres aléatoires r correspondants.

Avec les mêmes paramètres, auxquels on ajoute une clé privée s' et une clé publique associée g', v' pour l'entité B, obtenue selon les mêmes règles que pour l'entité A avec g' = g : $v' = g^{s'}$, un protocole d'échange de clés peut être défini comme suit :

1. A choisit au hasard un entier r, calcule $x = g^r$ et envoie x à B ; A calcule la clé commune $K = v'^r$ $(= g^{s'r})$;
2. B choisit au hasard deux opérandes entiers a et b et les envoie à A ;
3. A calcule y = ar + bs et envoie y à B.
4. B vérifie que $g^y = x^a v^b$. B calcule la clé commune : $K = x^{s'}$ $(= g^{rs'})$

Ce protocole permet d'une part d'échanger une clé selon le schéma de Diffie-Hellman, d'autre part d'authentifier de part et d'autre la clé échangée. La clé commune K pourrait aussi être calculée comme une fonction prédéterminée de v'^r.

On constate de nouveau qu'à l'étape 3, l'entité A a uniquement une addition et une ou deux multiplications d'entiers à effectuer. On constate également que cette combinaison est indépendante de l'ensemble G choisi. On constate enfin que les autres calculs que doit effectuer l'entité A peuvent l'être à l'avance. Il est donc possible de calculer un certain nombre de valeurs de x et de K à l'avance, puis de les stocker dans une mémoire programmable.

Ainsi en développant un programme ou un circuit mettant en œuvre la seule fonction y = ar + bs (ou l'une des variantes mentionnées plus haut), on obtient une brique logicielle ou matérielle de base susceptible d'être utilisée dans des schémas cryptographiques différents, remplissant des rôles différents tels que l'authentification, l'échange de clé etc. Un schéma remplissant un rôle donné peut même être modifié pendant la durée de vie du dispositif de sécurité incluant ce programme ou ce circuit. Par exemple, il est possible de remplacer le schéma d'authentification par un autre, ou de conserver le même mais en modifiant l'ensemble ou le groupe G dans lequel les calculs sont effectués. En effet, ces modifications n'ont d'impact que sur les valeurs calculées à l'avance, mais pas sur le composant en lui-même.

La figure 1 montre schématiquement un exemple d'unité cryptographique A réalisée suivant l'invention. Cette unité consiste en une puce

ayant une région 10 à laquelle l'accès est protégé par des techniques bien connues de l'homme du métier.

La région protégée 10 comporte la mémoire programmable 11 destinée à recevoir d'une part la clé secrète s de l'unité A (zone 12), et d'autre part des couples $\{r, g^r\}$ déterminés indépendamment de s une fois que l'ensemble G et son opération de multiplication auront été définis (zone 13). La région protégée 10 comporte en outre le composant 15 servant à calculer l'entier $y = ar + bs$ en fonction d'un entier aléatoire r reçu de la zone de mémoire 13, de la clé secrète s reçue de la zone de mémoire 12 et des deux opérandes supplémentaires a, b soumis par un module de contrôle 16.

Différentes façons de mémoriser plusieurs couples $\{r, g^r\}$ dans la zone 13 sont possibles. Chaque valeur de r et chaque valeur de g^r peuvent par exemple être stockées in extenso dans une table avec une correspondance associative entre la valeur de r et la valeur de g^r du même couple. Avantageusement dans des microcircuits à taille mémoire limitée, un simple index est associé à chaque valeur de g^r de façon à économiser la place mémoire qui serait nécessaire à la mémorisation de plusieurs valeurs de r, généralement grandes. Les différentes valeurs de r sont pré-calculées au moyen d'un générateur pseudo aléatoire à partir d'une valeur germe r_0 et de l'index correspondant de façon à pré-calculer et à stocker la valeur de g^r pour cet index. La mémoire programmable 11 comprend alors le générateur pseudo aléatoire et initialement la valeur germe r_0 de façon à recevoir chaque valeur de r à partir de l'index correspondant en activant le générateur pseudo aléatoire sans avoir à stocker in extenso chaque valeur de r pour lui faire correspondre la valeur de g^r grâce à l'index.

En réponse à une requête d'authentification issue d'une entité distante B, le module de contrôle 16 commande la zone de mémoire 13 pour qu'elle délivre un entier r adressé au composant 15 ainsi que l'élément associé g^r de l'ensemble G, qui pourra constituer la valeur x transmise à l'entité B. Le module de contrôle 16 présente en outre au composant 15 les opérandes supplémentaires a, b reçus de l'entité B, puis communique à l'entité B l'entier y retourné par le composant. L'entité B, qui connaît la clé publique g, v, pourra

alors authentifier A à l'aide de l'équation de vérification $g^y = x^a v^b$.

Dans la variante de la figure 2, l'unité A assure l'authentification de messages M. La région protégée 10 et le module de contrôle 16 sont essentiellement les mêmes que dans l'exemple de la figure 1, en fixant a = 1. La zone protégée 10 est complétée par un module de hachage 18 qui applique une fonction de hachage cryptographique prédéterminée f. Les arguments de cette fonction f sont l'élément g^r issu de la zone de mémoire 13 et le message à certifier M fourni par le module de contrôle 16. Le résultat x est adressé au module de contrôle 16 qui le communique à l'entité B.

Le module de hachage 18 pourrait aussi être présent dans la réalisation selon la figure 1, sans l'argument M (ou avec une valeur par défaut de cet argument), afin de produire une valeur de clé x ayant une taille spécifiée indépendamment de l'ensemble G.

On voit donc que le même circuit convient pour les deux applications.

Il en est de même pour l'unité selon la figure 3, qui assure la signature de messages M, c'est-à-dire indépendamment des entités qui examineront éventuellement cette signature. Si le résultat x délivré par le module de hachage 18 se présente comme un entier, on peut le fournir au composant 15 en tant qu'opérande b. Il est aussi possible de lui appliquer préalablement une fonction h, comme indiqué précédemment.

Dans la réalisation selon la figure 4, la zone de mémoire 13 associe en outre à chaque nombre aléatoire r une clé de session secrète K déterminée en fonction de la clé publique g, v' de l'entité B (qui doit donc être connue d'avance) : $K = v'^r$. Cette clé de session K est adressée à une unité 20 de cryptographie à clé secrète fonctionnant de façon classique selon un algorithme de cryptographie symétrique, de façon à être utilisable dans une communication avec l'entité B. Celle-ci s'assure de l'intégrité de la clé secrète K à l'aide de l'équation de vérification $g^y = x^a v^b$ ou de l'une de ses variantes décrites précédemment.

REVENDICATIONS

1. Procédé de réalisation d'une unité cryptographique associée à une clé secrète entière s dans un système de cryptographie asymétrique, caractérisé en ce qu'on équipe l'unité cryptographique d'un composant (15) réalisé indépendamment du système de cryptographie et adapté pour délivrer un entier y par une combinaison entre plusieurs opérandes entiers incluant un nombre aléatoire r, la clé secrète s et au moins un opérande supplémentaire (a, b), et en ce qu'après avoir sélectionné le système de cryptographie en associant à la clé secrète s une clé publique comprenant un premier élément g d'un ensemble G muni d'une opération de multiplication, on équipe l'unité cryptographique d'un générateur (13) de jeux de données cryptographiques comprenant chacun un nombre aléatoire r soumis comme opérande audit composant et une valeur x dépendant de l'élément g^r de l'ensemble G, délivrée par l'unité en association avec l'entier y.

2. Procédé selon la revendication 1, dans lequel la clé publique comprend un deuxième élément v de l'ensemble G tel que $v = g^s$ ou $v = g^{-s}$.

3. Procédé selon la revendication 1 ou 2, dans lequel le générateur de jeux de données cryptographiques comporte une mémoire programmable (13) pour recevoir des couples {r, x} ou {r, g^r} calculés à l'avance.

4. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes, dans lequel la combinaison effectuée par ledit composant (15) est de la forme $y = ar + bs$, où a et b sont deux opérandes supplémentaires.

5. Procédé selon la revendication 4, dans lequel les opérandes supplémentaires a et b sont reçus d'une unité de vérification à laquelle sont envoyés la valeur x et l'entier y.

6. Procédé selon la revendication 4, dans lequel l'une des opérandes supplémentaires (a) est égale à 1.

7. Procédé selon la revendication 6, dans lequel l'ensemble G muni de l'opération de multiplication possède une structure de groupe.

8. Procédé selon la revendication 7, dans lequel on agence ledit composant (15) de façon que l'autre opérande supplémentaire (b), soit reçue d'une unité de vérification à laquelle sont envoyés la valeur x et l'entier y, et dans lequel l'obtention de la valeur x en fonction de l'élément g^r comporte l'application d'une fonction de hachage.

9. Procédé selon la revendication 7 ou 8 pour la réalisation d'une unité cryptographique mettant en œuvre un protocole d'authentification de message, dans lequel on agence ledit composant (15) de façon que l'autre opérande supplémentaire (b) soit reçu d'une unité de vérification à laquelle sont envoyés la valeur x et l'entier y, et dans lequel la valeur x est une fonction de l'élément g^r et du contenu d'un message (M) à certifier par un dispositif incorporant l'unité cryptographique.

10. Procédé selon l'une quelconque des revendications 7 à 9 pour la réalisation d'une unité cryptographique mettant en œuvre un protocole de signature numérique de message, dans lequel l'opérande supplémentaire b est calculé en fonction de la valeur x, et dans lequel la valeur x est une fonction de l'élément g^r et du contenu d'un message (M) à certifier par un dispositif incorporant l'unité cryptographique.

11. Procédé selon l'une quelconque des revendications précédentes pour la réalisation d'une unité cryptographique mettant en œuvre un protocole d'échange de clés, dans lequel on équipe l'unité cryptographique de moyens de communication avec une autre unité cryptographique à laquelle sont envoyés la valeur x et l'entier y, ladite autre unité cryptographique étant associée à une autre clé secrète entière s', dans lequel la sélection du système de cryptographie comporte l'association à la clé secrète s' d'une clé publique composée de l'élément g et d'un autre élément v' de l'ensemble G tel que $v' = g^{s'}$, dans lequel chaque jeu de données cryptographiques produit par ledit générateur (13) comprend, outre le nombre aléatoire r et ladite valeur x, une

clé commune K dépendant de l'élément v'^r de l'ensemble G, qui n'est pas transmise à ladite autre unité cryptographique.

12. Procédé selon la revendication 11, dans lequel le générateur de jeux de données cryptographiques comporte une mémoire programmable (13) pour recevoir des triplets {r, x, K} ou {r, g^r, v'^r} calculés à l'avance.

FIG.2

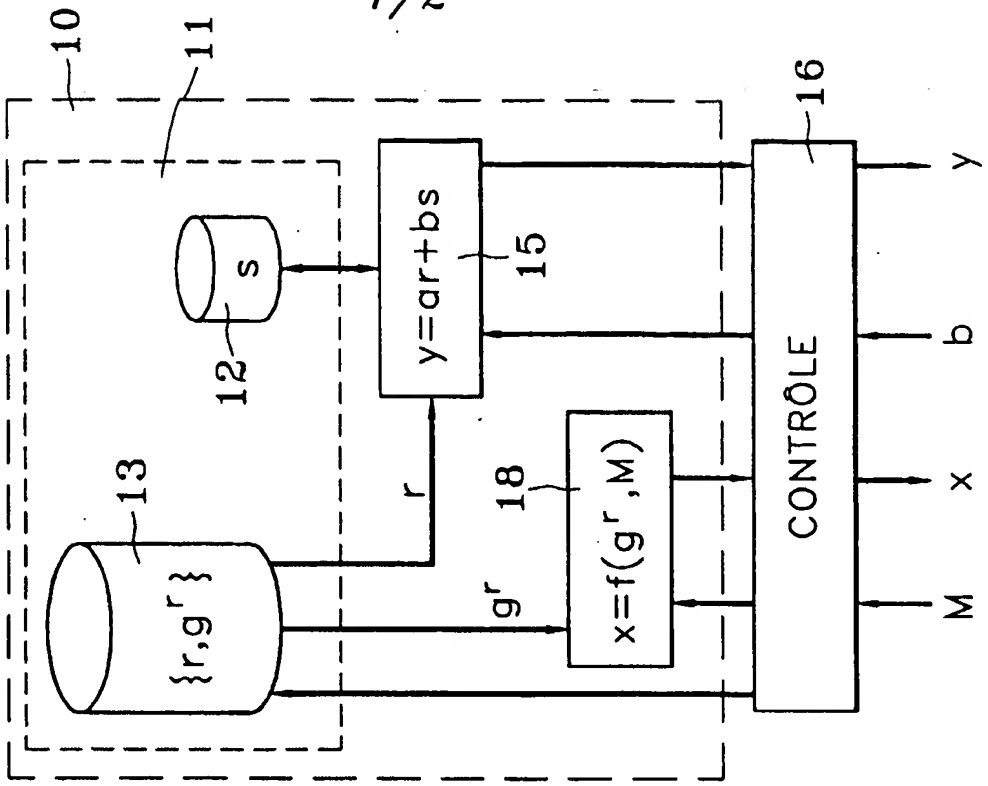

10
11
16
y=ar+bs
15
s
12
13
{r,g^r}
r
18
x=f(g^r,M)
g^r
CONTRÔLE
y
b
x
M

FIG.1

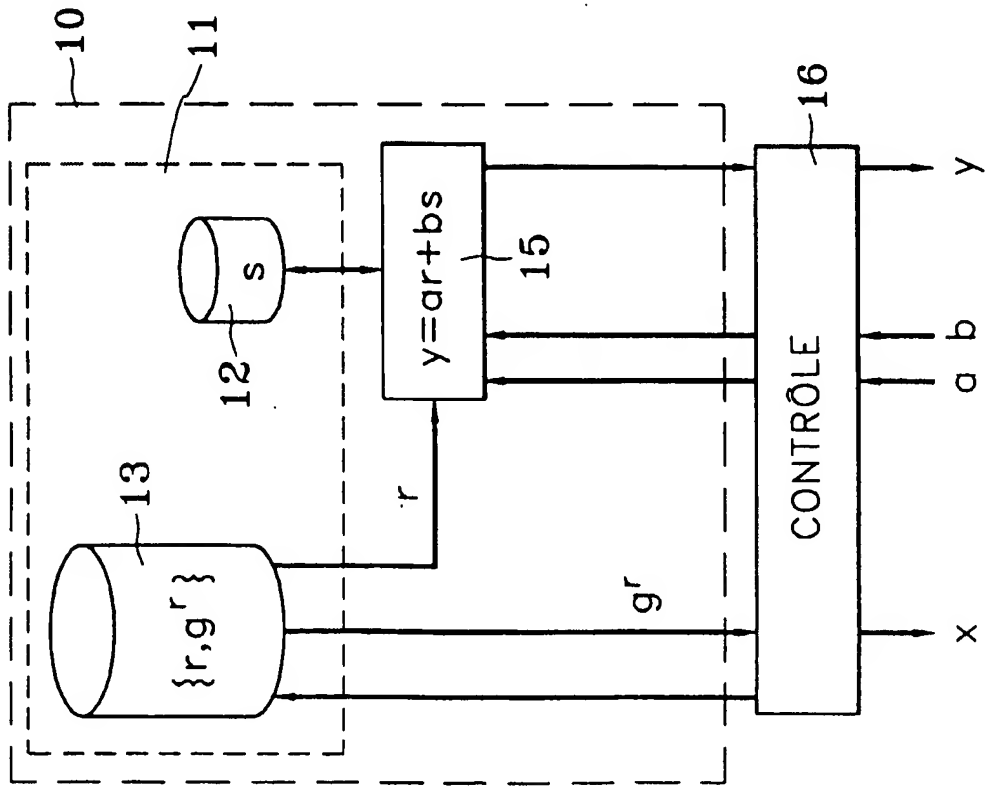

10
11
16
y=ar+bs
15
s
12
13
{r,g^r}
r
g^r
CONTRÔLE
y
a b
x

FIG. 4

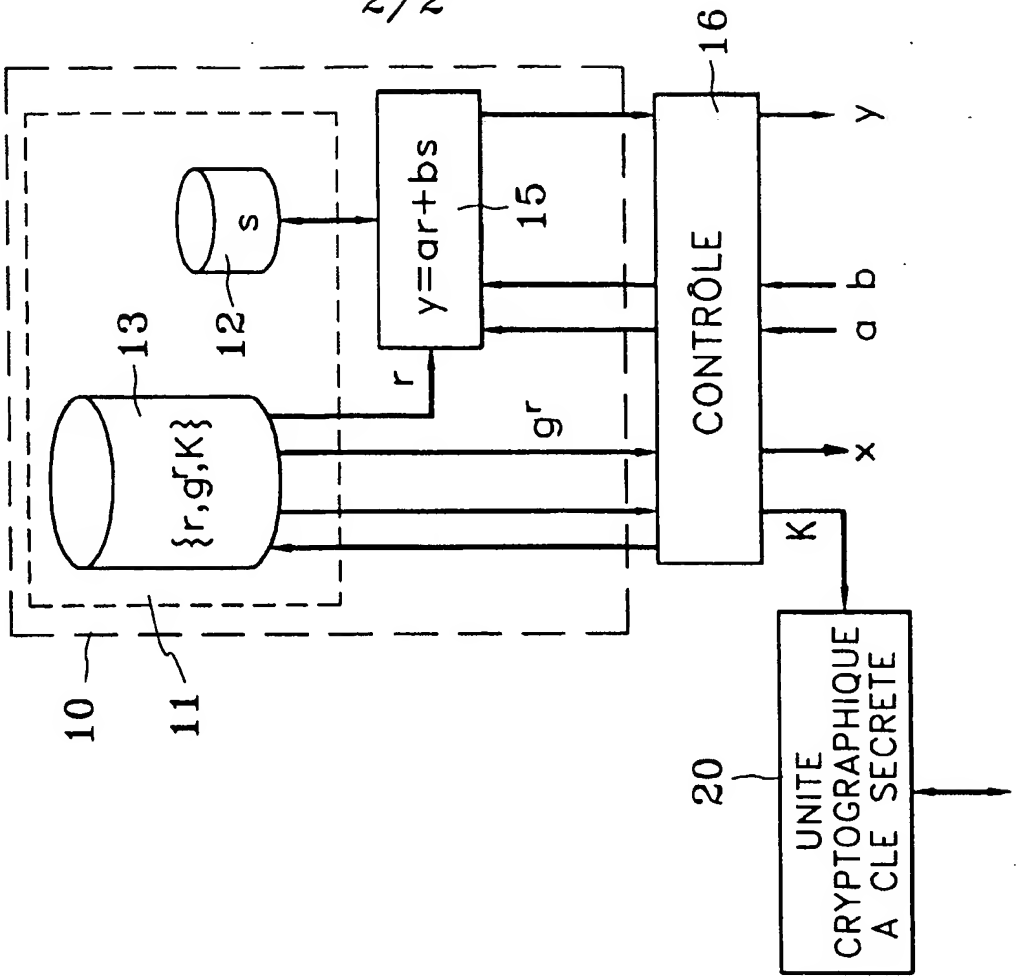
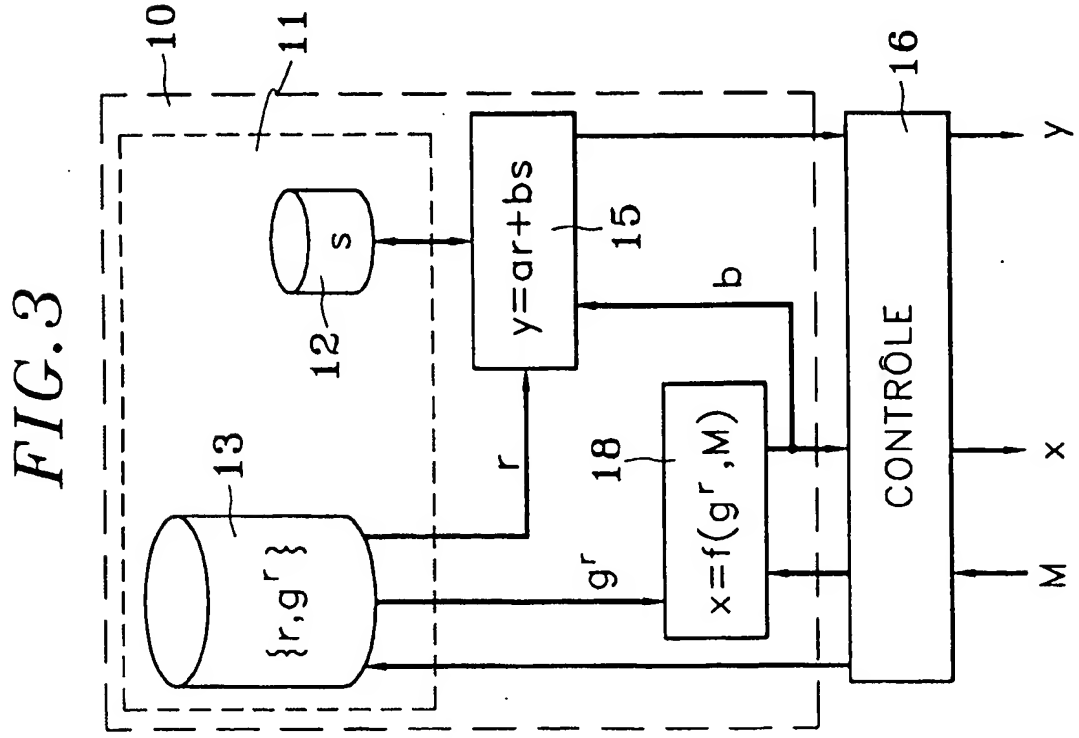

16
y
15
y=ar+bs
s
12
13
{r,g^r,K}
r
g^r
CONTRÔLE
a b
x
K
10
11
20
UNITE CRYPTOGRAPHIQUE A CLE SECRETE

FIG. 3


10
11
16
y
15
y=ar+bs
s
12
b
13
{r,g^r}
r
18
x=f(g^r,M)
g^r
CONTRÔLE
x
M

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Int ıal Application No
PCT/FR 02/02896

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
IPC 7 H04L9/30

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
IPC 7 H04L

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the International search (name of data base and, where practical, search terms used)
EPO-Internal

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category °	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	EP 0 666 664 A (POSTE ;FRANCE TELECOM (FR)) 9 August 1995 (1995-08-09) cited in the application column 5, line 4 - line 15 column 5, line 33 -column 8, line 31 ---	1-4,6-10
A	SCHNORR C P: "EFFICIENT IDENTIFICATION AND SIGNATURES FOR SMART CARDS" LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE, SPRINGER VERLAG, NEW YORK, NY, US, 20 August 1989 (1989-08-20), pages 239-252, XP002052048 ISSN: 0302-9743 page 239, line 18 - line 24 page 240, line 29 -page 241, line 13 page 242, line 20 - line 37 page 244, line 25 -page 245, line 30 page 249, line 32 - line 36 --- -/--	1-4,6-8, 10

[X] Further documents are listed in the continuation of box C.

[X] Patent family members are listed in annex.

° Special categories of cited documents :

'A' document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

'E' earlier document but published on or after the international filing date

'L' document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

'O' document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

'P' document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

'T' later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

'X' document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

'Y' document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.

'&' document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search	Date of mailing of the international search report
20 November 2002	29/11/2002

Name and mailing address of the ISA	Authorized officer
European Patent Office, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL - 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax: (+31-70) 340-3016	Dujardin, C

Form PCT/ISA/210 (second sheet) (July 1992)

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Int ial Application No
PCT/FR 02/02896

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category *	Citation of document, with indication,where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	US 5 966 445 A (PARK ILL HWAN ET AL) 12 October 1999 (1999-10-12) column 2, line 42 -column 3, line 25 column 11, line 59 -column 12, line 21 -----	1,2,4, 6-8,10, 11

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

Int nal Application No
PCT/FR 02/02896

Patent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
EP 0666664 A	09-08-1995	FR 2716058 A1	11-08-1995
		DE 69505703 D1	10-12-1998
		DE 69505703 T2	02-06-1999
		EP 0666664 A1	09-08-1995
US 5966445 A	12-10-1999	KR 146437 B1	15-09-1998
		FR 2735307 A1	13-12-1996
		FR 2738437 A1	07-03-1997
		FR 2738438 A1	07-03-1997
		JP 8328472 A	13-12-1996

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

De » internationale No
PCT/FR 02/02896

A. CLASSEMENT DE L'OBJET DE LA DEMANDE
CIB 7 H04L9/30

Selon la classification internationale des brevets (CIB) ou à la fois selon la classification nationale et la CIB

B. DOMAINES SUR LESQUELS LA RECHERCHE A PORTE

Documentation minimale consultée (système de classification suivi des symboles de classement)
CIB 7 H04L

Documentation consultée autre que la documentation minimale dans la mesure où ces documents relèvent des domaines sur lesquels a porté la recherche

Base de données électronique consultée au cours de la recherche internationale (nom de la base de données, et si réalisable, termes de recherche utilisés)
EPO-Internal

C. DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS

Catégorie °	Identification des documents cités, avec, le cas échéant, l'indication des passages pertinents	no. des revendications visées
X	EP 0 666 664 A (POSTE ;FRANCE TELECOM (FR)) 9 août 1995 (1995-08-09) cité dans la demande colonne 5, ligne 4 - ligne 15 colonne 5, ligne 33 -colonne 8, ligne 31 ---	1-4,6-10
A	SCHNORR C P: "EFFICIENT IDENTIFICATION AND SIGNATURES FOR SMART CARDS" LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE, SPRINGER VERLAG, NEW YORK, NY, US, 20 août 1989 (1989-08-20), pages 239-252, XP002052048 ISSN: 0302-9743 page 239, ligne 18 - ligne 24 page 240, ligne 29 -page 241, ligne 13 page 242, ligne 20 - ligne 37 page 244, ligne 25 -page 245, ligne 30 page 249, ligne 32 - ligne 36 --- -/--	1-4,6-8, 10

[X] Voir la suite du cadre C pour la fin de la liste des documents

[X] Les documents de familles de brevets sont indiqués en annexe

° Catégories spéciales de documents cités:

"A" document définissant l'état général de la technique, non considéré comme particulièrement pertinent

"E" document antérieur, mais publié à la date de dépôt international ou après cette date

"L" document pouvant jeter un doute sur une revendication de priorité ou cité pour déterminer la date de publication d'une autre citation ou pour une raison spéciale (telle qu'indiquée)

"O" document se référant à une divulgation orale, à un usage, à une exposition ou tous autres moyens

"P" document publié avant la date de dépôt international, mais postérieurement à la date de priorité revendiquée

"T" document ultérieur publié après la date de dépôt international ou la date de priorité et n'appartenenant pas à l'état de la technique pertinent, mais cité pour comprendre le principe ou la théorie constituant la base de l'invention

"X" document particulièrement pertinent; l'invention revendiquée ne peut être considérée comme nouvelle ou comme impliquant une activité inventive par rapport au document considéré isolément

"Y" document particulièrement pertinent; l'invention revendiquée ne peut être considérée comme impliquant une activité inventive lorsque le document est associé à un ou plusieurs autres documents de même nature, cette combinaison étant évidente pour une personne du métier

"&" document qui fait partie de la même famille de brevets

Date à laquelle la recherche internationale a été effectivement achevée	Date d'expédition du présent rapport de recherche internationale
20 novembre 2002	29/11/2002

Nom et adresse postale de l'administration chargée de la recherche internationale	Fonctionnaire autorisé
Office Européen des Brevets, P.B. 5818 Patentlaan 2 NL - 2280 HV Rijswijk Tel. (+31-70) 340-2040, Tx. 31 651 epo nl, Fax: (+31-70) 340-3016	Dujardin, C

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

De ernationale No
PCT/FR 02/02896

C.(suite) DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS

Catégorie	Identification des documents cités, avec,le cas échéant, l'indicationdes passages pertinents	no. des revendications visées
A	US 5 966 445 A (PARK ILL HWAN ET AL) 12 octobre 1999 (1999-10-12) colonne 2, ligne 42 -colonne 3, ligne 25 colonne 11, ligne 59 -colonne 12, ligne 21	1,2,4, 6-8,10, 11

RAPPORT DE RECHERCHE INTERNATIONALE

Renseignements relatifs aux membres de familles de brevets

D Internationale No
PCT/FR 02/02896

Document brevet cité au rapport de recherche		Date de publication	Membre(s) de la famille de brevet(s)		Date de publication
EP 0666664	A	09-08-1995	FR	2716058 A1	11-08-1995
			DE	69505703 D1	10-12-1998
			DE	69505703 T2	02-06-1999
			EP	0666664 A1	09-08-1995
US 5966445	A	12-10-1999	KR	146437 B1	15-09-1998
			FR	2735307 A1	13-12-1996
			FR	2738437 A1	07-03-1997
			FR	2738438 A1	07-03-1997
			JP	8328472 A	13-12-1996